





INTERLEAVING CIRCUIT

Patent number: JP61260468
Publication date: 1986-11-18
Inventor: TAKAGI YUJI; others: 02
Applicant: MATSUSHITA ELECTRIC IND CO LTD
Classification:
- International: G11B20/12
- european:
Application number: JP19850101823 19850514
Priority number(s):

Also published as:

 EP0202571 (A2)
 US4742517 (A1)
 EP0202571 (A3)
 EP0202571 (B1)

Abstract of JP61260468

PURPOSE: To minimize the degradation of the error correcting capability of a product code by writing the product code in memory areas arranged in a matrix and reading out demodulated data from them by the first address generating means and reading out the product code and writing demodulated data by the second address generating means.

CONSTITUTION: The address of a memory area in the i-th row and the j-th column out of (nXm)-number of storage areas arranged in a matrix is defined as (Ri, Cj), and a means which writes the product code in memory areas by the first address generating means generating the first address sequence expressed with a formula 1 and reads out memory areas by the second address generating means generating the second address sequence expressed with a formula 2 and performs interleaving and a means which writes demodulated data in memory areas by the second address generating means and reads out them by the first address generating means and performs de-interleaving are provided. Thus, the degradation of the error correcting capability of the product code is minimized even if the modulating system causing erroneous propagation is used.

$$\begin{aligned}
 & (R_1, C_1), (R_2, C_1), (R_3, C_1), \dots, (R_m, C_1), \\
 & (R_1, C_2), (R_2, C_2), (R_3, C_2), \dots, (R_m, C_2), \\
 & \vdots \\
 & (R_1, C_n), (R_2, C_n), (R_3, C_n), \dots, (R_m, C_n)
 \end{aligned} \quad 1$$

$$\begin{aligned}
 (R_1, C_1, a_1) & \left(\begin{array}{l} \text{行列 } k=1, 2, \dots, m, \text{ 列 } l=1 \text{ の要素} \\ j_1(a_1) \neq j_2(a_2), (j_1, j_2 \in 1, 2, \dots, n) \end{array} \right) \\
 (R_2, C_1, a_2) & \left(\begin{array}{l} \text{行列 } k=1, 2, \dots, m, \text{ 列 } l=2 \text{ の要素} \\ j_2(a_2) \neq j_1(a_1), (j_1, j_2 \in 1, 2, \dots, n) \end{array} \right) \\
 \vdots \\
 (R_m, C_1, a_m) & \left(\begin{array}{l} \text{行列 } k=1, 2, \dots, m, \text{ 列 } l=m \text{ の要素} \\ j_m(a_m) \neq j_1(a_1), (j_1, j_m \in 1, 2, \dots, n) \end{array} \right) \\
 & \left(\begin{array}{l} \text{行列 } k \\ a_1, a_2 \in \{1, 2, \dots, m\}, a_1 \neq a_2 \\ j_1(a_1) \neq j_2(a_2) \text{ なら } j_1(a_1) \neq j_2(a_2) \\ \text{（行列 } k \text{ の要素は異なるものとし、以下同様に用いる。）} \end{array} \right) \quad 2
 \end{aligned}$$

Data supplied from the esp@cenet database - Worldwide

⑫ 公開特許公報(A)

昭61-260468

⑮ Int.Cl.⁴
G 11 B 20/12

識別記号

庁内整理番号
8524-5D

⑭ 公開 昭和61年(1986)11月18日

審査請求 未請求 発明の数 1 (全16頁)

⑭ 発明の名称 インターリーブ回路

⑯ 特 願 昭60-101823

⑰ 出 願 昭60(1985)5月14日

⑱ 発 明 者 高 木 裕 司 門真市大字門真1006番地 松下電器産業株式会社内
 ⑱ 発 明 者 佐 藤 勲 門真市大字門真1006番地 松下電器産業株式会社内
 ⑱ 発 明 者 杉 村 立 夫 門真市大字門真1006番地 松下電器産業株式会社内
 ⑲ 出 願 人 松下電器産業株式会社 門真市大字門真1006番地
 ⑲ 代 理 人 弁理士 中尾 敏男 外1名

明 細 書

1、発明の名称

インターリーブ回路

2、特許請求の範囲

(1) $(m \times n)$ の行列状に配置された記憶領域と、
前記記憶領域の第1行、第1列のアドレスを
 (R_1, C_1) とする時、以下の第1のアドレスシー
ケンス：

$(R_1, C_1), (R_2, C_1), (R_3, C_1), \dots, (R_m, C_1),$
 $(R_1, C_2), (R_2, C_2), (R_3, C_2), \dots, (R_m, C_2),$
 \vdots
 $(R_1, C_n), (R_2, C_n), (R_3, C_n), \dots, (R_m, C_n)$

を発生する第1のアドレス発生手段と、以下の第
2のアドレスシーケンス：

$$\begin{array}{l}
 \left(\begin{array}{l} \text{ただし } k=1, 2, 3, \dots, n, \quad J_1(k) \text{ は } n \text{ 以下の自然数,} \\ (R_1, C_{J_1(k)}) \\ J_1(k_1) \neq J_1(k_2), \quad (k_1, k_2 \in k, k_1 \neq k_2) \end{array} \right) \\
 \left(\begin{array}{l} \text{ただし } k=1, 2, 3, \dots, n, \quad J_2(k) \text{ は } n \text{ 以下の自然数,} \\ (R_2, C_{J_2(k)}) \\ J_2(k_1) \neq J_2(k_2), \quad (k_1, k_2 \in k, k_1 \neq k_2) \end{array} \right) \\
 \left(\begin{array}{l} \text{ただし } k=1, 2, 3, \dots, n, \quad J_m(k) \text{ は } n \text{ 以下の自然数,} \\ (R_m, C_{J_m(k)}) \\ J_m(k_1) \neq J_m(k_2), \quad (k_1, k_2 \in k, k_1 \neq k_2) \end{array} \right) \\
 \left(\begin{array}{l} \text{ただし,} \\ \text{に對し} \\ J_{m_1}(k_1) - J_{m_2}(k_2) \text{ ならば } J_{m_1}(k_1+1) \neq J_{m_2}(k_2+1) \\ \text{(ただし " " は "任意の" を意味するものとし、以下同様の意味で用いる。)} \end{array} \right)
 \end{array}$$

を発生する第2のアドレス発生手段と、符号長 m の第1の符号と、符号長 n の第2の符号により構成された積符号を前記第1のアドレス発生手段により前記記憶領域に書き込み、前記第2のアドレス発生手段により読出しを行い変調データとして送出することにより、インターリーブを行う手段と、復調データを前記第2のアドレス発生手段により前記記憶領域に書き込み、前記第1のアドレス発生手段により再生データとして送出することにより、デ・インターリーブを行う手段とを有することを特徴とするインターリーブ回路。

(2) $(m \times n)$ の行列状に配置された記憶領域の列アドレスを、相異なるガロア体の各エレメント

$$a_1, a_2, \dots, a_L$$

(ただし、 a_1, a_2, \dots, a_L の周期を L_1, L_2, \dots, L_L とする時、 $n = L_1 \times L_2 \times \dots \times L_L$ 、 L_1, L_2, \dots, L_L は互いに素

を独立変数とし、各ガロア体からの非ゼロ元のエレメントの組み合わせにより定義するとき、第1のアドレス発生手段および第2のアドレス発生手

の生成規則により生成することを特徴とする特許請求の範囲第2項記載のインターリーブ回路。

(4) $(m \times n)$ の行列状に配置された記憶領域の列アドレスを、相異なるガロア体の各エレメント

$$a_1, a_2, \dots, a_L$$

(ただし、 a_1, a_2, \dots, a_L の周期を L_1, L_2, \dots, L_L とする時、 $n = L_1 \times L_2 \times \dots \times L_L + 1$ 、 L_1, L_2, \dots, L_L は互いに素

を独立変数とし、各ガロア体からの非ゼロ元のエレメントの組み合わせと、すべてがゼロ元である組み合わせにより定義するとき、第1のアドレス発生手段および第2のアドレス発生手段は前記ガロア体の乗算により列アドレスを発生する手段を有することを特徴とする特許請求の範囲第1項記載のインターリーブ回路。

(5) 第2のアドレス発生手段は、第2のアドレスシーケンスの列アドレスを

$$C_{J_1}(k) = C_{J_2}(k) = \dots = C_{J_m}(k) = 0; (k=1)$$

$$C_{J_1}(k) = (a_1^{h_1(1)k}, a_2^{h_2(1)k}, \dots, a_L^{h_L(1)k}); (k=2, 3, \dots, n)$$

段は前記ガロア体の乗算により列アドレスを発生する特許請求の範囲第1項記載のインターリーブ回路。

(3) 第2のアドレス発生手段は、第2のアドレスシーケンスの列アドレスを

$$C_{J_1}(k) = (a_1^{h_1(1)k}, a_2^{h_2(1)k}, \dots, a_L^{h_L(1)k}); (k=1, 2, \dots, n)$$

$$C_{J_2}(k) = (a_1^{h_1(2)k}, a_2^{h_2(2)k}, \dots, a_L^{h_L(2)k}); (k=1, 2, \dots, n)$$

⋮

$$C_{J_m}(k) = (a_1^{h_1(m)k}, a_2^{h_2(m)k}, \dots, a_L^{h_L(m)k}); (k=1, 2, \dots, n)$$

ただし、

$$h_1(m_1) \text{は } L_1 \text{ と互いに素 } (m_1=1, 2, \dots, m)$$

$$h_2(m_1) \text{は } L_2 \text{ と互いに素 } (m_1=1, 2, \dots, m)$$

⋮

$$h_L(m_1) \text{は } L_L \text{ と互いに素 } (m_1=1, 2, \dots, m)$$

であり、また

$$m_1, m_2 \in (1, 2, \dots, m), m_1 \neq m_2$$

に対し、

$$(h_1(m_1), h_2(m_1), \dots, h_L(m_1)) \neq (h_1(m_2), h_2(m_2), \dots, h_L(m_2))$$

$$C_{J_2}(k) = (a_1^{h_1(2)k}, a_2^{h_2(2)k}, \dots, a_L^{h_L(2)k}); (k=2, 3, \dots, n)$$

⋮

$$C_{J_m}(k) = (a_1^{h_1(m)k}, a_2^{h_2(m)k}, \dots, a_L^{h_L(m)k}); (k=2, 3, \dots, n)$$

ただし

$$h_1(m_1) (m_1=1, 2, \dots, m) \text{は } L_1 \text{ と互いに素}$$

$$h_2(m_1) (m_1=1, 2, \dots, m) \text{は } L_2 \text{ と互いに素}$$

⋮

$$h_L(m_1) (m_1=1, 2, \dots, m) \text{は } L_L \text{ と互いに素}$$

であり、また

$$m_1, m_2 \in (1, 2, \dots, m) \quad m_1 \neq m_2$$

に対し

$$(h_1(m_1), h_2(m_1), \dots, h_L(m_1)) \neq (h_1(m_2), h_2(m_2), \dots, h_L(m_2))$$

の生成規則により生成することを特徴とする特許請求の範囲第4項記載のインターリーブ回路。

3、発明の詳細を説明

産業上の利用分野

本発明は光ディスクファイル等の情報記録再生装置に用いられる積符号の符号、復号装置に密接

な関係のあるインターリーブ回路に関するものである。

従来の技術

デジタル情報データの伝送または記録に際しては、様々な要因によりデータに誤りが付加される。このため一般に情報機器に於ては、この誤りを防止するという観点から誤り訂正符号を用いる。更に、伝送するための通信路または記録するための記録媒体の信頼性・誤り特性があまり良くない場合にはランダム誤りとバースト誤りが混在する、いわゆる、複合誤りを訂正する必要が生じる。そこで、インターリーブによりバースト誤りをランダム化し、ランダム誤り訂正を行なう方法がとられる。積符号は、その訂正能力に比べ構成要素の符号の復号が容易であるという特徴をもち、複合誤り訂正のためのインターリーブとよく調和するため、デジタル情報データの伝送または記録のための誤り制御に用いられる。

第11図は積符号構成原理図を示すものであり、33は符号長 m の第1の符号、34は符号長 n の

第2の符号、35は情報データ、36はチェックデータである。また第12図は情報記録再生装置の一般的な構成を示すものであり、37は積符号の符号回路、38は積符号の復合回路、39はインターリーブ回路、40は変調回路、41は復調回路である。

以上の様に構成された情報記録再生装置に於て、記録時符号回路37により積符号化された符号データ7はインターリーブ回路39に送られ、インターリーブの後、記録データとして変調回路40に送られ、変調の後、記録される。一方、再生時には、再生データ45は、復調回路41によって復調の後、インターリーブ回路39により、デ・インターリーブされ、復号データ8として復号回路38に入力され、誤り訂正操作の後、訂正データ43として出力される。

従来、積符号を使った情報記録再生装置のインターリーブ回路に於ては、最大距離^分のインターリーブが用いられている。すなわち、第11図に於て、第1行、第1列のシンボルを S_{11} とすると、

$$S_{m1}, S_{m2}, S_{m3}, \dots, S_{mn}$$

の順に記録し、次に

$$S_{11}, S_{21}, S_{31}, \dots, S_{m1}$$

$$S_{12}, S_{22}, S_{32}, \dots, S_{m2}$$

$$S_{1n}, S_{2n}, S_{3n}, \dots, S_{mn}$$

の順に読み出すことにより、デ・インターリーブを行っている。

次に積符号の復号回路について述べる。積符号のような二つ以上の構成要素を有する符号においては、それぞれの構成要素の復号が有機的にかかわりあうことが必要である。たとえば、二つの符号により構成された積符号においては、第1の構成要素の符号の復号をした後、その結果を用いて第2の構成要素の符号の復号を行い、必要とあらば第1の構成要素の符号の復号にもどるというように、このような復号操作の繰り返しが必要となる。したがって、積符号の復号においては個々の

記録時には、記憶領域に

$$S_{11}, S_{21}, S_{31}, \dots, S_{m1},$$

$$S_{12}, S_{22}, S_{32}, \dots, S_{m2},$$

⋮

$$S_{1n}, S_{2n}, S_{3n}, \dots, S_{mn}$$

の順に記録し、次に

$$S_{11}, S_{12}, S_{13}, \dots, S_{1n}$$

$$S_{21}, S_{22}, S_{23}, \dots, S_{2n}$$

⋮

$$S_{m1}, S_{m2}, S_{m3}, \dots, S_{mn}$$

の順に読み出すことにより、インターリーブを行ない、再生時には、記憶領域に

$$S_{11}, S_{12}, S_{13}, \dots, S_{1n}$$

$$S_{21}, S_{22}, S_{23}, \dots, S_{2n}$$

⋮

構成要素の符号の復号は比較的簡単であるが、それらの復号を有機的に結びつけるアルゴリズムが複雑となり、一般的なアルゴリズムは与えられていない。しかしながら積符号の一つである最小距離2、および最小距離 t の二つの符号により構成される最小距離 $2t$ の積符号の復号方法については、特願昭58-223601号(杉村他)によって、理論限界である $(t-1)$ シンボル以下の誤り訂正、および、 t シンボル誤り検出のアルゴリズムが示されている。(以降、この特許を杉村の特許と呼ぶ。)

本発明のインターリーブ回路は、いかなる積符号の符号、及び復号回路にも適用できるものであるが、以後、説明上、復号回路を杉村の特許のアルゴリズムに従って説明を行う。

杉村の特許によれば、符号長 m 、最小距離 t の第1の符号と、パリティチェックサムにより構成された符号長 n 、最小距離2の第2の符号によって構成される最小距離 $2t$ の積符号の復号において、まず最初に第1の符号の復号動作を行い、こ

の第1の符号の復号操作の過程から誤り個数フラグが生成される。すなわち、最小距離 t の第1の符号においては、 $\lfloor \frac{t-1}{2} \rfloor$ 個以下の誤り訂正および $\lfloor \frac{t+1}{2} \rfloor$ 個以上の誤り検出が行なえる。ただし $\lfloor x \rfloor$ は x を越えない最大の整数を示す。第1の符号の復号操作の過程において、次のような誤り個数フラグ F_1 を各場合に依りどれか一つたてる。

- ・誤りなし : F_0
- ・一重誤り訂正 : F_1
- ⋮
- ・ $\lfloor \frac{t-1}{2} \rfloor$ 重誤り訂正 : $F_{\lfloor \frac{t-1}{2} \rfloor}$
- ・誤り検出 : $F_{\lfloor \frac{t+1}{2} \rfloor}$

もし、第一の符号の訂正能力を越えた誤りが生じた場合には、誤り訂正不能で $F_{\lfloor \frac{t+1}{2} \rfloor}$ が立つか、誤った1重誤り訂正を実行し F_1 が立つかは不定である。以上のように n 個の第一の符号の復号を行う。次に上記の n 個の誤り個数フラグの統計処理をして、その結果により、3つの復号モードに

分類する。まず誤り個数フラグ F_1 を誤り個数毎にカウントする。ここで誤り個数フラグ F_1 の生じた個数を C_1 とすると次式のようになる。

$$\sum_{i=0}^{\lfloor \frac{t+1}{2} \rfloor} C_i = n$$

以下、統計処理、及びその後の処理の手順を説明する。いま C_1 の添字の1が大きなものより高い優先順位をつける。そして次に示すような復号モードに分類する。

(i) 復号モード1

$C_{\lfloor \frac{t+1}{2} \rfloor} \geq 2$ すなわち誤り検出を2回以上行った場合

(ii) 復号モード2

非零の最も優先順位の高い C_1 が1の場合

(iii) 復号モード3

上記二つのモード以外の場合

これら三つの復号モードにおいて、第2の符号を用いた誤り訂正操作または誤り検出操作は次のよ

うに行う。

(a) 復号モード1

無条件に訂正不能の誤りを検出したことをアサートする。

(b) 復号モード2

非零の最も優先順位の高い C_1 を1とした誤り個数フラグ F_1 が生じた第1の符号の列にポインタを立てる。そして再生系列の第2の符号におけるチェックサムをとり、ポインタの立った列に排他的論理和を加える。もしくはポインタの立った列を除いて第2の符号のチェックサムをとり、ポインタの立った列をそのチェックサムと置き換える。

(c) 復号モード3

再生系列の第1の符号におけるチェックサムをとる。

(i) チェックサムが零の場合

誤りなし

(ii) チェックサムが非零の場合

訂正不能の誤りを検出したことをアサート

する。

以上説明した杉村の特許のアルゴリズムに従って積符号を復号することにより、最小距離 $2t$ の積符号において、 $(t-1)$ シンボル以下の誤り訂正、および t シンボル誤り検出が可能となる。

以上説明した、積符号の復号のより具体的な例を次に述べる。

第 13 図は、符号長 15、最小距離 6 の第 1 の符号と、チェックサムをとることにより構成された符号長 106、最小距離 2 の第 2 の符号よりなる最小距離 12 の積符号の符号構成図である。

本例の積符号を前記杉村の復号アルゴリズムにより復号を行う場合を以下に述べる。

まず最初に第 1 の符号 46 の復号を行う。第 1 の符号は最小距離 6 であるので、2 個以下の誤り訂正、3 個誤り検出が可能である。従って、第 1 の符号 46 の復号過程において、以下の誤り個数フラグ F_1 がたてられる。

・誤りなし : F_0

・一重誤り訂正 : F_1

26(III), 27(II), 29(IV)

復号モード 1 の場合は、無条件に訂正不能の誤りを検出したことをアサートする。復号モード 2 に類別された場合には、第 2 の符号 47 の復号によりすべて訂正される。また、復号モード 3 に類別された場合、26(II), 27(II), 29(IV) の場合は、チェックサムの検証により訂正不能の誤りを検出したことをアサートし、それ以外の場合はすべて訂正を行う。以上の様に、杉村のアルゴリズムに従えば最小距離 12 の積符号の理論限界である 6 重誤り訂正、6 重誤り検出が行える。

更に、通常用いられる、最大距離分離のインターリーブ方式の使用により、本例に於ては、インターリーブ深さが 106 であるので、最大 213 シンボル長のバースト状の誤り訂正を行うことができる。

発明が解決しようとする問題点

近年、CD、DAT 等のデジタルオーディオ、また、光ディスクファイル等の情報記録再生装置には、情報の大容量化のため高密度な記録方式が

・二重誤り訂正 : F_2

・三重誤り検出 : F_3

ここで第 14 図において 6 シンボル以下のすべての誤りパターンを示す。第 14 図においては積符号全体に生じた誤りの個数 e と第 1 の符号 46 における誤りの個数により場合 (CASE) を分類している。そして第 1 の符号 46 の復号において生成される誤り個数フラグを各場合の下に示す。(ただし F_0 は記していない。)

これらの場合を復号モードに分類すると次のようになる。

(a) 復号モード 1

28

(b) 復号モード 2

2, 4, 6, 7, 9, 10, 11(I), 11(II), 13, 14, 16(I), 16(II), 17, 18(I), 18(II), 18(III), 20, 21, 23(I), 23(II), 24, 26(I), 26(II), 27(I), 29(I), 29(II), 29(III)

(c) 復号モード 3

1, 3, 5, 8, 12, 15, 19, 22, 25,

用いられることが盛んになって来ている。例えば、MFM や、 $\frac{1}{2}$ RLC や (2,7)RLC 等が知られている。しかしながら、 $\frac{1}{2}$ RLC や (2,7)RLC 等の一部の高密度記録方式は、伝送路上、あるいは記録媒体上の 1 bit の誤りが復調後には 1 bit 以上の誤りとなる。すなわち誤り伝播の性質を示すことが知られている。

例えば、米国特許 4,115,768 に記載の ENCODER 及び DECODER に従う (2,7)RLC に於ては変調後のデータ 8 bit に対して DECODING 操作を行っている。このため変調後のデータ 1 bit の誤りが、復調時には 2 bit 或いはそれ以上の bit 誤りが付加された状態で復調される。

第 15 図は、積符号を従来の最大距離分離のインターリーブ回路によりインターリーブを行い、前記誤り伝播特性を示す変調方式による変調の後、記録、伝送を行った場合に記録媒体上や伝送路上の 1 bit 誤りの復調後の誤り伝播の状態を示す図である。第 15 図に於て \times 印は記録媒体上或いは伝送路上の誤りによって直接に発生するシンボル

誤り、△印は誤り伝播によるシンボル誤りを表す。
第15図に示す様に、従来のインターリーブ回路を用いた積符号に於ては、誤りの伝播はその隣接した次の列のシンボルに発生する。このため同一の列に複数の誤りが発生し、更に各誤りが誤り伝播した場合、前記複数の誤りがそれぞれ次の列に伝播されるため複数の伝播による誤りが同一の列に並び積符号の誤り訂正能力が大幅に減少するという問題点を有していた。

例えば、前記第13図の積符号を前記杉村の特許のアルゴリズムを用いて復号を行う場合、最小距離12の積符号の理論限界である5重誤り訂正、8重誤り検出が行える。しかしながら、この積符号を従来の最大距離分離のインターリーブ回路を用いてインターリーブを行った場合に誤り伝播が発生すると、記録媒体、或いは伝送路に於ける誤りが3個発生すると訂正不能になることがある。すなわち最小距離12の積符号にもかかわらず、2重誤り訂正、3重誤り検出の訂正能力を持つにすぎなくなる。第16図に3シンボル以下の誤り

が発生した場合のすべての誤りパターンを示す。
第16図に於ては総ては総ての誤りが2シンボル誤りに誤り伝播した場合を示し、積符号全体に生じた本来の誤りの個数 e と、第1の符号48における誤り伝播による誤りを含めた誤りの個数により場合(case)を分類している。そして第1の符号48の復号において生成される誤り個数フラグを各場合の下に示す。(ただし F_0 は記していない。)また、記録媒体、或いは伝送路上の本来の誤りを \times 印、誤り伝播による誤りを Δ 印で表す。

これらの場合を復号モードに分類すると次のようになる。

(a) 復号モード1

1 0

(b) 復号モード2

4, 7, 9

(c) 復号モード3

1, 2, 3, 5, 6, 8

復号モード1の場合は、無条件に訂正不能の誤りを検出したことをアサートする。復号モード2と復

号モード3に類別された場合はすべて訂正が行なわれる。

以上の様に積符号を従来の最大距離分離のインターリーブ回路を用いて記録、或いは伝送を行った場合に、変調方式が誤り伝播特性を示すものである時、この積符号の誤り訂正能力が、実質的に大幅に減少するという問題点を有していた。

本発明はかかる点に鑑み、誤り伝播の影響を少なくし、積符号の誤り訂正能力の低下を最小限におさえるためのインターリーブ回路を提供することを目的とする。

問題点を解決するための手段

本発明は $(m \times n)$ の行列状に配置された記憶領域と、前記記憶領域の第1行、第1列のアドレスを (R_1, C_1) とすると、以下の第1のアドレスシーケンス:

$$\begin{aligned} & (R_1, C_1), (R_2, C_1), (R_3, C_1), \dots, (R_m, C_1), \\ & (R_1, C_2), (R_2, C_2), (R_3, C_2), \dots, (R_m, C_2), \\ & \vdots \\ & (R_1, C_n), (R_2, C_n), (R_3, C_n), \dots, (R_m, C_n) \end{aligned}$$

を発生する第1のアドレス発生手段により、積符号を前記記憶領域に書き込み、以下の第2のアドレスシーケンス:

(以下 空白)

$$\begin{aligned}
 & \left(\begin{array}{l} \text{ただし } k=1, 2, \dots, m, \quad J_1(k) \text{ は } m \text{ 以下の自然数,} \\ J_1(k_1) \neq J_1(k_2), \quad k_1, k_2 \in k, \quad k_1 \neq k_2 \end{array} \right) \\
 & \left(\begin{array}{l} \text{ただし } k=1, 2, \dots, m, \quad J_2(k) \text{ は } m \text{ 以下の自然数,} \\ J_2(k_1) \neq J_2(k_2), \quad k_1, k_2 \in k, \quad k_1 \neq k_2 \end{array} \right) \\
 & \dots \\
 & \left(\begin{array}{l} \text{ただし } k=1, 2, \dots, m, \quad J_m(k) \text{ は } m \text{ 以下の自然数,} \\ J_m(k_1) \neq J_m(k_2), \quad k_1, k_2 \in k, \quad k_1 \neq k_2 \end{array} \right) \\
 & \left(\begin{array}{l} \text{ただし,} \\ m_1, m_2 \in (1, 2, \dots, m), \quad m_1 \neq m_2 \\ k_1, k_2 \in (1, 2, \dots, m) \\ J_{m_1}(k_1) = J_{m_2}(k_2) \text{ ならば } J_{m_1}(k_1+1) \neq J_{m_2}(k_2+1) \end{array} \right) \\
 & \text{に列し}
 \end{aligned}$$

$=0$, $\beta^3 + \beta + 1 = 0$ としたときのエレメントの表現を表1, 表2に示す。

本実施例は符号長15の第1の符号と符号長106の第2の符号より構成される積符号のインターリーブ回路である。第1図は(15×106)の行列状の記憶領域を表し、0~14の行アドレスと、 α の周期 $L_\alpha=15$ と β の周期 $L_\beta=7$ が互いに素の関係にあるので $15 \times 7 = 105$ 種類の $GF(2^4)$ と $GF(2^3)$ の非零のエレメントの組合せと(0, 0)を加えた計106の列アドレスとで $15 \times 106 = 1590$ のアドレス空間が構成されている。各記憶領域内の1~1590の数字は第1のアドレスシーケンスにより指定される記憶領域の順序を表している。以下にアドレスを(行アドレス, 列アドレス(a), 列アドレス(b))と表したときの第1のアドレスシーケンスを示す。

(0, 0, 0), (1, 0, 0), (2, 0, 0), ..., (14, 0, 0),
 (0, α , β), (1, α , β), (2, α , β), ..., (14, α , β),
 (0, α^2 , β^2), (1, α^2 , β^2), (2, α^2 , β^2), ..., (14, α^2 , β^2),
 (0, α^3 , β^3), (1, α^3 , β^3), (2, α^3 , β^3), ..., (14, α^3 , β^3),

を発生する第2のアドレス発生手段により、前記記憶領域を読出すことによりインターリーブを行う手段と、復調データを前記第2のアドレス発生手段により前記記憶領域に書き込み、前記第1のアドレス発生手段により読出しを行うことによりデ・インターリーブを行う手段とを有するインターリーブ回路である。

作 用

本発明は前記した構成により、積符号に於て、同一の列のシンボルに複数の誤りが発生し、更に各誤り伝播した場合、前記複数の誤りがそれぞれ相異なる列のシンボルに誤り伝播されるため、誤り伝播による積符号の誤り訂正能力の低下を最小限に防ぐことができる。

実 施 例

第1図は本発明の実施例におけるインターリーブ回路の第1のアドレスシーケンスを説明する記憶領域図である。第1図に於て、 α , β はそれぞれ $GF(2^4)$, $GF(2^3)$ のエレメントであり、各々の周期は $L_\alpha=15$, $L_\beta=7$ となる。 $\alpha^4 + \alpha + 1$

.....
 (0, α^{14} , β^6), (1, α^{14} , β^6), (2, α^{14} , β^6), ..., (14, α^{14} , β^6),
 (0, 1, 1), (1, 1, 1), (2, 1, 1), ..., (14, 1, 1)

第2図は本発明の実施例におけるインターリーブ回路の第2のアドレスシーケンスを説明する記憶領域図である。各記憶領域内の1~1590の数字は第2のアドレスシーケンスにより指定される記憶領域の順序を表している。以下にアドレスを(行アドレス, 列アドレス(a), 列アドレス(b))と表したときの第2のアドレスシーケンスを示す。

(0, 0, 0), (0, α , β), (0, α^2 , β^2), ..., (0, 1, 1),
 (1, 0, 0), (1, α , β^2), (1, α^2 , β^4), ..., (1, 1, 1),
 (2, 0, 0), (2, α , β^3), (2, α^2 , β^4), ..., (2, 1, 1),
 (3, 0, 0), (3, α , β^4), (3, α^2 , β), ..., (3, 1, 1),
 (4, 0, 0), (4, α , β^5), (4, α^2 , β^3), ..., (4, 1, 1),
 (5, 0, 0), (5, α^2 , β), (5, α^4 , β^2), ..., (5, 1, 1),
 (6, 0, 0), (6, α^2 , β^2), (6, α^4 , β^4), ..., (6, 1, 1),
 (7, 0, 0), (7, α^2 , β^3), (7, α^4 , β^6), ..., (7, 1, 1),
 (8, 0, 0), (8, α^2 , β^4), (8, α^4 , β), ..., (8, 1, 1),

第 1 表

べき表現	ベクトル表現	べき表現	ベクトル表現
0	0 0 0 0	a^7	1 0 1 1
1	0 0 0 1	a^8	0 1 0 1
a	0 0 1 0	a^9	1 0 1 0
a^2	0 1 0 0	a^{10}	0 1 1 1
a^3	1 0 0 0	a^{11}	1 1 1 0
a^4	0 0 1 1	a^{12}	1 1 1 1
a^5	0 1 1 0	a^{13}	1 1 0 1
a^6	1 1 0 0	a^{14}	1 0 0 1

第 2 表

べき表現	ベクトル表現	べき表現	ベクトル表現
0	0 0 0	β^3	0 1 1
1	0 0 1	β^4	1 1 0
β	0 1 0	β^5	1 1 1
β^2	1 0 0	β^6	1 0 1

$(9, 0, 0), (9, a^2, \beta^5), (9, a^4, \beta^3), \dots, (9, 1, 1),$
 $(10, 0, 0), (10, a^4, \beta), (10, a^8, \beta^2), \dots, (10, 1, 1),$
 $(11, 0, 0), (11, a^4, \beta^2), (11, a^8, \beta^4), \dots, (11, 1, 1),$
 $(12, 0, 0), (12, a^4, \beta^3), (12, a^8, \beta^6), \dots, (12, 1, 1),$
 $(13, 0, 0), (13, a^4, \beta^4), (13, a^8, \beta), \dots, (13, 1, 1),$
 $(14, 0, 0), (14, a^4, \beta^5), (14, a^8, \beta^3), \dots, (14, 1, 1)$

以上、第 2 のアドレスシーケンスは行列状の記憶領域の各行の先頭アドレスに第 2 図に示される乗数 $\{(a, \beta), (a, \beta^2), (a, \beta^3), \dots, (a^4, \beta^5)\}$ を乗ずることにより得られる。(但し、 $0 \times a^i = a^i$, $0 \times \beta^i = \beta^i$ を特別に定義したガロア体の乗算を行う。)

以上、本発明の実施例の第 1 のアドレスシーケンスと第 2 のアドレスシーケンスの一般形を第 1 番目のアドレスを $ADR(j) = \{\text{行アドレス}, \text{列アドレス}(a), \text{列アドレス}(\beta)\}$ とし、次に示す。

ア) 第 1 のアドレスシーケンス

$$ADR(j) = \{(j-1) \bmod 15, 0, 0\}; 1 \leq j \leq 15$$

$$\{(j-1) \bmod 15, a^{\lfloor \frac{j-1}{15} \rfloor}, \beta^{\lfloor \frac{j-1}{15} \rfloor}\}; 16 \leq j \leq 1590$$

イ) 第 2 のアドレスシーケンス

$$ADR(j) = \{\lfloor \frac{j-1}{106} \rfloor, 0, 0\}; (j-1) \bmod 106 = 0$$

$$\{\lfloor \frac{j-1}{106} \rfloor, a^{2^{\lfloor \frac{j-1}{530} \rfloor} \times \{(j-1) \bmod 106\}}, \beta^{\lfloor \frac{j-1}{106} \rfloor \bmod 5 + 1 \times \{(j-1) \bmod 106\}}\}; (j-1) \bmod 106 \neq 0$$

(但し、 $\lfloor \cdot \rfloor$ は \cdot 以下の最大の整数とする。)

第 3 図は本実施例のインターリーブ回路のブロック図である。第 3 図に於て、1 はインターリーブコントローラ、2 は記憶領域である。インターリーブコントローラ 1 はインターリーブ時、符号データ 7 を入出力バス 8 を介し、第 1 のアドレス

シーケンスに従った、行アドレス 3、列(a)アドレス 4、列(β)アドレス 5 を記憶領域 2 のアドレスとし、記録する。次に第 2 のアドレスシーケンスに従った、行アドレス 3、列(a)アドレス 4、列(β)アドレス 5 をアドレスとし、記憶領域 2 から入出力バス 8 を介して記録データ 9 として再生する。デ・インターリーブ時には復調データ 10 を入出力バス 8 を介し、第 2 のアドレスシーケンスに従った行アドレス 3、列(a)アドレス 4、列(β)アドレス 5 をアドレスとし記憶領域 2 に記録し、次に第 1 のアドレスシーケンスに従った行アドレス 3、列(a)アドレス 4、列(β)アドレス 5 をアドレスとし、記憶領域 2 から入出力バス 8 を介して復号データ 8 として再生する。記憶領域 2 は通常の RAM により構成できる。

第 4 図はインターリーブコントローラ 1 のブロック図である。11 はコントローラ、12 はアドレス発生器である。コントローラ 11 は、符号データ 7、復号データ 8、記録データ 9、復調データ 10 及び入出力バス 8 の各バスの切換え

とアドレス発生器に対するコントロールを行なう。アドレス発生器12は第1、第2のアドレスシーケンスに従ったアドレスを発生する。第6図にアドレス発生器12を示す。

第6図に於て、14は $GF(2^4)$ における二乗演算を行う回路：SQR、15は $GF(2^3)$ において β 倍の演算を行う回路 $X\beta$ 、16は $GF(2^4)$ の乗算回路（但し $0 \times a^i = a^i$ の特殊解を出力する。）MLT4、17は $GF(2^3)$ の乗算回路（但し $0 \times \beta^i = \beta^i$ の特殊解を出力する。）MLT3、18は4 bitの14進カウンタ、19は4 bit並列のD-F.F（但しリセット信号27により $\alpha = (0, 0, 0, 0)$ を出力する）、20は3 bit並列のD-F.F（但しリセット信号26により $\beta = (0, 1, 0)$ を出力する）、21は4 bit並列のD-F.F（但しリセット信号28により $\alpha = (0, 0, 0, 0)$ を出力する）、また22は3 bit並列のD-F.F（但しリセット信号28により $\alpha = (0, 0, 0)$ を出力する）、23は前記19、20、21、22のD-F.Fのクロック29、30、31とリセット信号26、

乗数と行アドレスを変化させることにより得られる。第6図と第7図にそれぞれMLT3、17と $X\beta$ 15の回路例を示す。MLT4、16、SQR14もそれぞれ同様の構成で実現できる。

以上の様に構成された本実施例のインターリーブ回路は、同一列の互いに異なるシンボルが誤った場合に各々が互いに異なる列のシンボルに誤り伝播する。このため誤り伝播による積符号の誤り訂正能力の低下を最小限に押えることができる。例えば、本実施例の積符号を従来の最大距離分離のインターリーブ回路を用いて前記杉村の特許のアルゴリズムにより復号した場合に誤り伝播が発生した時、前述のように2重誤り訂正、3重誤り検出の訂正能力を示すにすぎないが、本実施例のインターリーブ回路を用いて積符号を同様の杉村の特許のアルゴリズムにより復号を行った場合に誤り伝播が発生した時、4重誤り訂正、5重誤り検出の訂正能力を保持することができる。第8図に5シンボル以下の誤りが発生した場合のすべての誤りパターンを示す。第10図に於ては総ての誤り

27、28の制御を行うクロック生成回路である。第1のアドレスシーケンスを発生する場合のクロック29、30、31、32と、リセット信号26、27、28と、行アドレス3、列(a)アドレス4、列(b)アドレス5と、乗数24、25のタイミングを第8図に示す。第1のアドレスシーケンスは乗数（第5図の24、25）を α 、 β に固定する。行アドレス3はデータの転送速度に一致したクロック32を入力する。また列アドレスのD-F.F21、22のクロック31は行アドレス3が初期化される時に入力する。以上のコントロール信号をクロック生成回路23が生成することにより、第1のアドレスシーケンスが得られる。第9図に第2のアドレスシーケンスを発生する場合のクロック29、30、31、32とリセット信号26、27、28と行アドレス3、列(a)アドレス4、列(b)アドレス5と、乗数24、25のタイミングを示す。第2のアドレスシーケンスは、列アドレスのD-F.F21、22のクロック31をデータの転送速度に一致させ、各行が終るとに

が2シンボル誤りに誤り伝播した場合を示し、積符号全体に生じた本来の誤りの個数 \circ と、第1の符号46に於ける誤り伝播による誤りを含めた誤りの個数により場合（case）を分類している。そして第1の符号46の復号において生成される誤り個数フラグを各場合の下に示す。（ただしF0は記していない。）また、記録媒体、或いは伝送路上の本来の誤りを \times 印、誤り伝播による誤りを Δ 印で表す。

これらの場合を復号モードに分類すると次のようになる。

(a) 復号モード1

27, 28, 29

(b) 復号モード2

4, 6, 8, 10, 14, 15, 16, 17(I), 17(II),
19, 23, 24, 25, 26, 30(I), 30(II), 31(I),
32(I), 33(I), 33(II)

(c) 復号モード3

1, 2, 3, 5, 7, 9, 11, 12, 13, 18,
20, 21, 22, 31(II), 32(II), 33(III)

復号モード1の場合は無条件に訂正不能の誤りを検出したことをアサートする。復号モード2と復号モード3に類別された場合はすべて正常に訂正される。

以上の様に本実施例のインターリーブ回路は $GF(2^5)$ と $GF(2^4)$ のエレメントの組合せを記憶領域のアドレスとし、ガロア体上の演算を行うことによりアドレスを発生し、簡単な回路構成で誤り伝播の影響の少ないインターリーブを行える。

なお、本実施例の説明に杉村の特許のアルゴリズムによる復号法を使用した、本発明は積符号の復号法にかかわらないものであることはいうまでもない。

発明の効果

以上説明したように、本発明によれば、誤り伝播を起こす変調方式を用いた場合にも積符号の誤り訂正能力の低下を最小限に防ぐことのできるインターリーブ回路を簡単な回路構成で実現でき、その実用的効果は大きい。

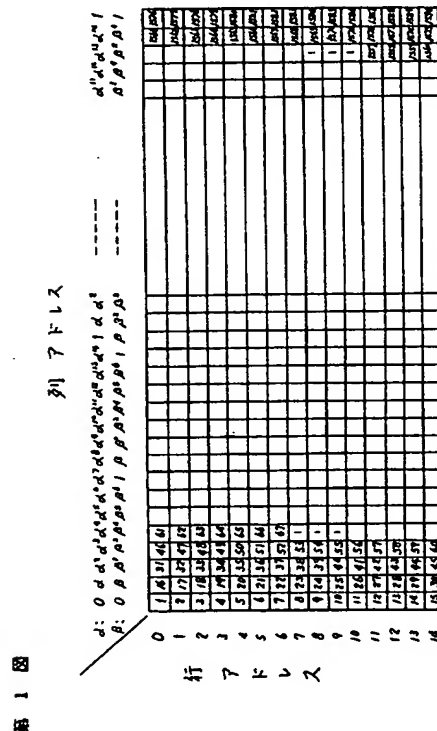
図面の簡単な説明

記憶領域、3……行アドレス、4……列(a)アドレス、5……列(b)アドレス、11……コントローラ、12……アドレス発生器、16……MLT4、17……MLT3、18……14進カウンタ、23……クロック生成回路、33……第1の符号、34……第2の符号、39……インターリーブ回路、46……第1の符号、47……第2の符号。

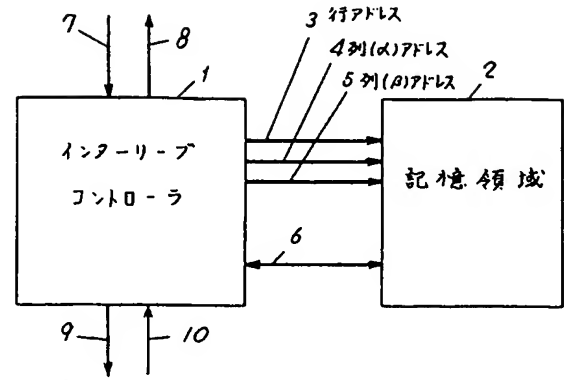
代理人の氏名 弁理士 中 尾 敏 男 ほか1名

第1図は本発明における一実施例のインターリーブ回路の第1のアドレスシーケンスを説明する記憶領域図、第2図は同実施例の第2のアドレスシーケンスを説明する記憶領域図、第3図、第4図、第5図は同実施例のブロック図、第6図はMLT3の詳細回路図、第7図はX β の詳細回路図、第8図、第9図は同実施例の動作波形図、第10図は同実施例の効果を説明するための誤りパターン図、第11図は一般の積符号の符号原理図、第12図は本発明のインターリーブ回路が用いられる情報記録媒体の一般的な構成を示すブロック図、第13図は前記実施例と従来例のインターリーブ回路に用いられる積符号の符号原理図、第14図は積符号の復号例を説明する誤りパターン図、第15図は従来のインターリーブ回路を用いた時の誤り伝播の様子を説明する記憶領域図、第16図は従来のインターリーブ回路を用い誤り伝播が発生した時の積符号の復号例を説明する誤りパターン図である。

1……インターリーブコントローラ、2……



第 3 図



第 2 図

列アドレス

$a: 0 \ a \ a^2 \ a^4 \ a^8 \ a^{16} \ a^{32} \ a^{64} \ a^{128} \ a^{256} \ a^{512} \ a^{1024} \ a^{2048} \ a^{4096} \ a^{8192} \ a^{16384} \ a^{32768}$

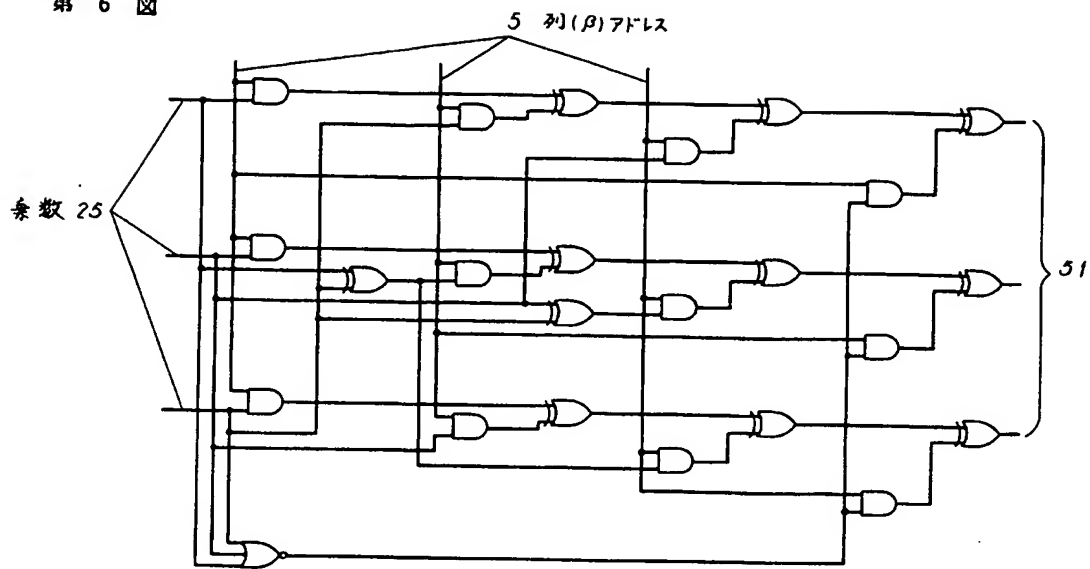
$a^65536 \ a^{131072} \ a^{262144}$

$a^{524288} \ a^{1048576} \ a^{2097152}$

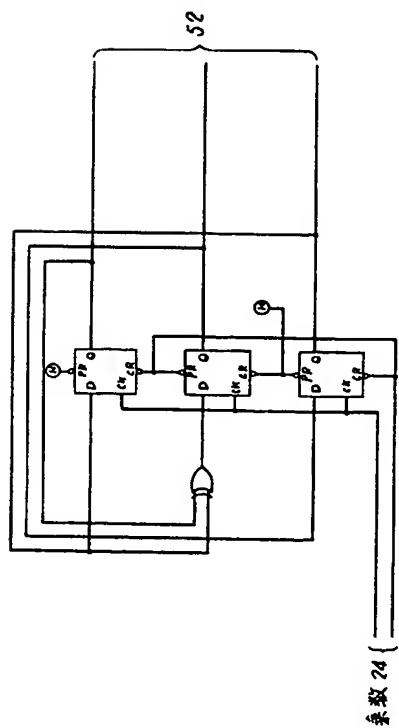
乗数

$a, 0$	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16	17	18																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																																											
--------	---	---	---	---	---	---	---	---	---	----	----	----	----	----	----	----	----	----	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--	--

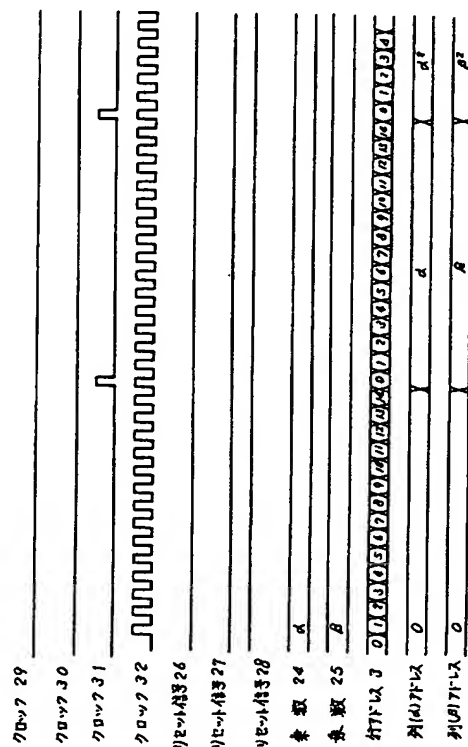
第 6 図



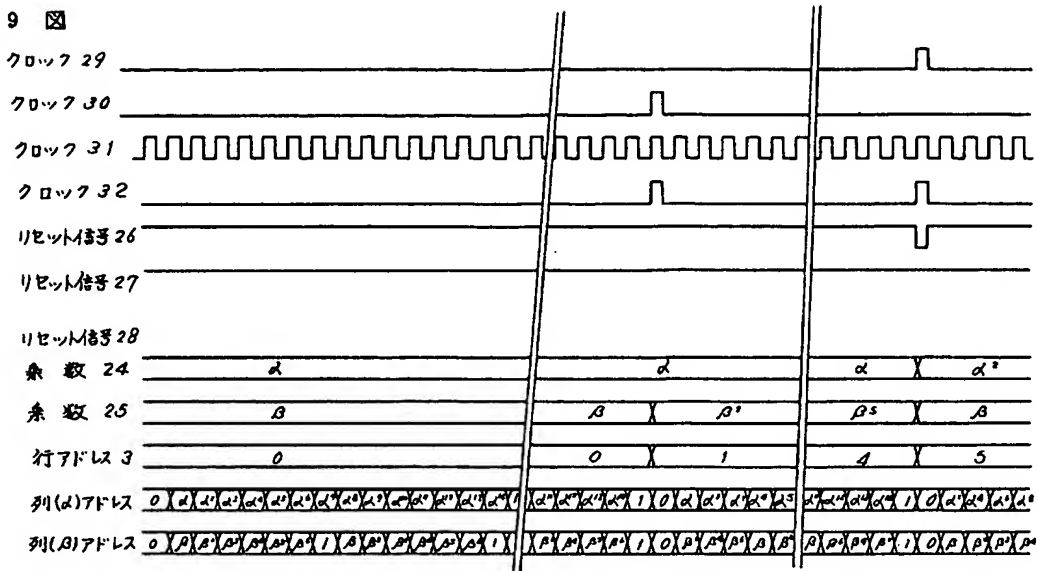
第 7 図



第 8 図

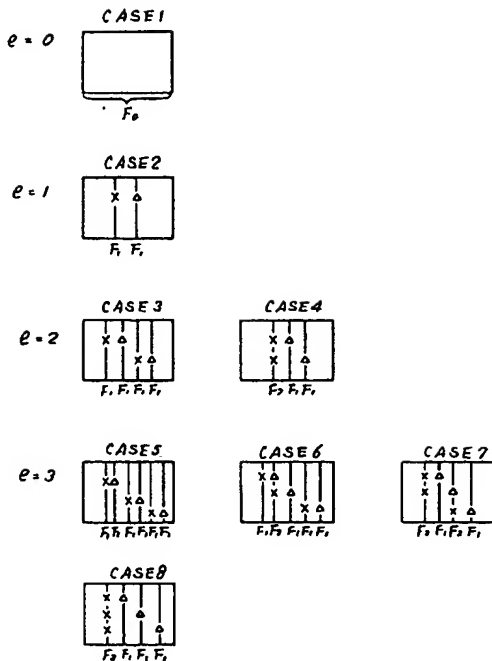


第 9 図



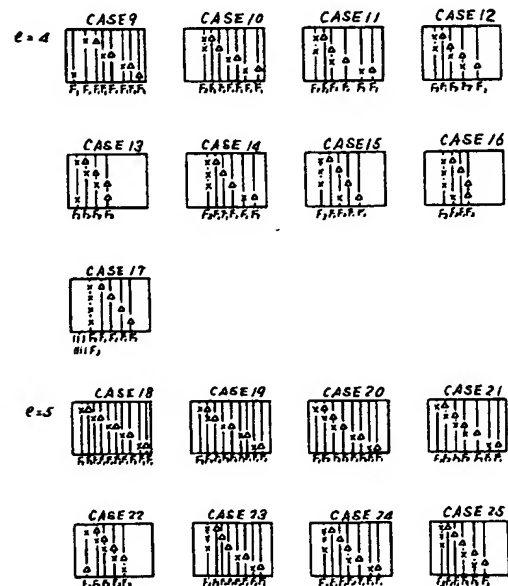
第 10 図

(2の1)



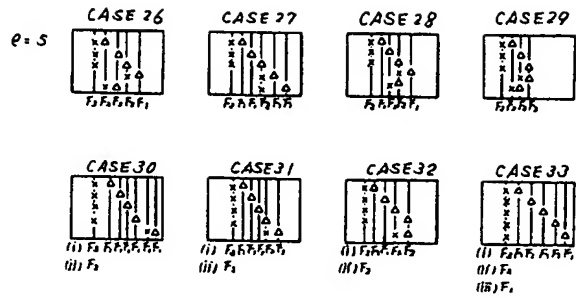
第 10 図

(2の2)

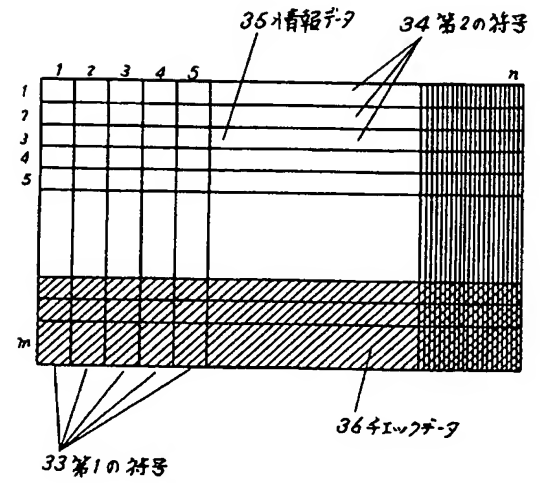


第 10 図

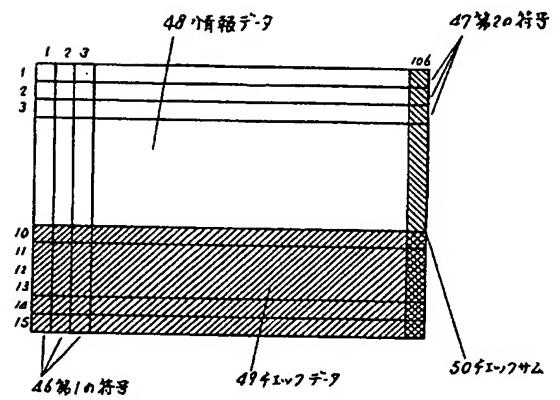
(その3)



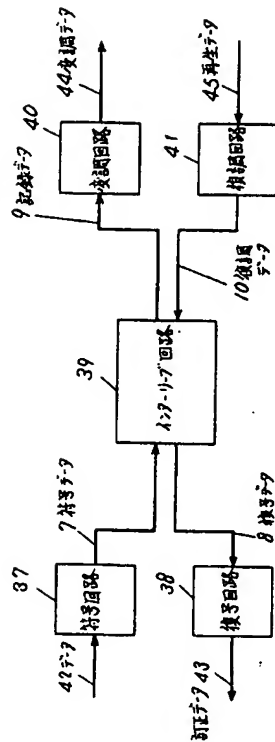
第 11 図



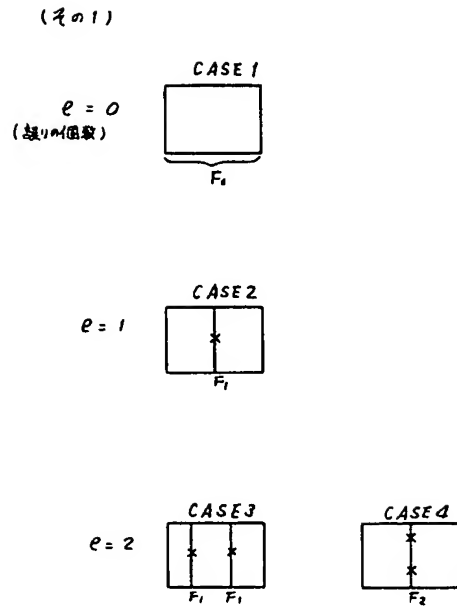
第 13 図



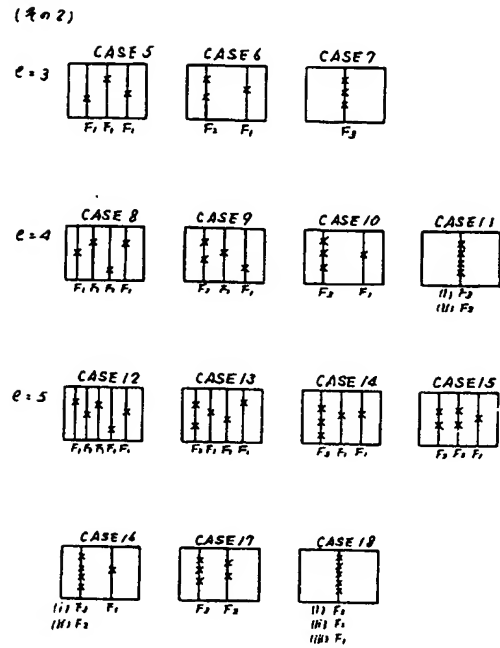
第 12 図



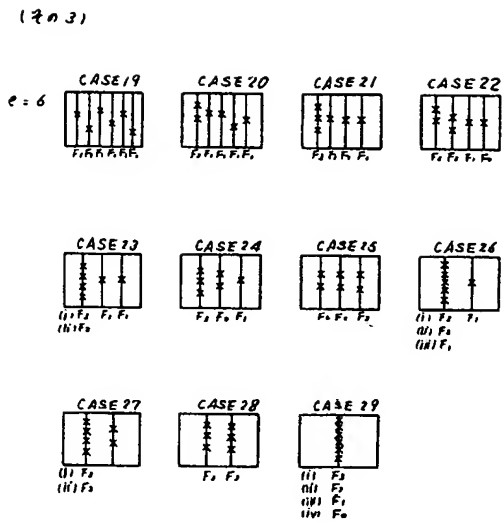
第 1 4 図



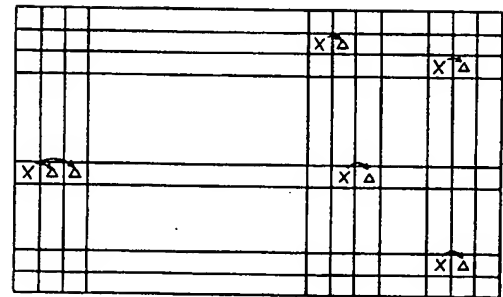
第 1 4 図



第 1 4 図



第 1 5 図

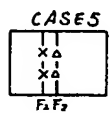
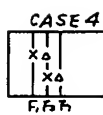
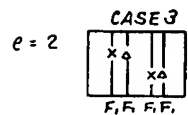
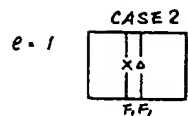
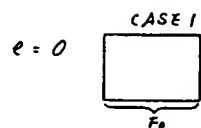


X 印：実際の誤り

Δ 印：誤り伝播による誤り

第 16 図

(その 1)



第 16 図

(その 2)

